

**BUNDESREPUBLIK DEUTSCHLAND**

**PRIORITY  
DOCUMENT**

SUBMITTED OR TRANSMITTED IN  
COMPLIANCE WITH RULE 17.1(a) OR (b)



REC'D 27 JAN 2000

WIPO	PCT
------	-----

DE99/3698

# Bescheinigung

Die Siemens Aktiengesellschaft in München/Deutschland hat eine Patentanmeldung unter der Bezeichnung

## „Verfahren, Basisstation und Teilnehmerstation zur Kanalkodierung in einem GSM-Mobilfunksystem“

am 19. November 1998 beim Deutschen Patent- und Markenamt eingereicht.

Die angehefteten Stücke sind eine richtige und genaue Wiedergabe der ursprünglichen Unterlagen dieser Patentanmeldung.

Die Anmeldung hat im Deutschen Patent- und Markenamt vorläufig die Symbole H 04 Q, H 03 M und H 04 B der Internationalen Patentklassifikation erhalten.

München, den 21. Dezember 1999

**Deutsches Patent- und Markenamt**

## Der Präsident

Im Auftrag

Whe

Wöhner

Aktenzeichen: 198 53 443.4





## Beschreibung

Verfahren, Basisstation und Teilnehmerstation zur Kanalkodierung in einem GSM-Mobilfunksystem

5

Die Erfindung betrifft ein Verfahren, eine Basisstation und eine Teilnehmerstation zur Kanalkodierung in einem GSM-Mobilfunksystem.

- 10 Das GSM-Mobilfunksystem (global system for mobile communications) ist weltweit in mehr als 100 Netzen und für mehr als 100 Mio. Teilnehmer installiert. Im GSM-Mobilfunksystem werden Daten (beispielsweise Sprache oder Daten innerhalb von Datendiensten, wie SMS oder GPRS) mit Hilfe von elektromagne-
- 15 tischen Wellen über eine Funkschnittstelle übertragen. Die Funkschnittstelle bezieht sich auf eine Verbindung zwischen einer Basisstation und Teilnehmerstationen, wobei die Teilnehmerstationen Mobilstationen oder ortsfeste Funkstationen sein können. Das Abstrahlen der elektromagnetischen Wellen
- 20 erfolgt dabei mit Trägerfrequenzen, die im GSM-Mobilfunksystem in den Frequenzbändern 900, 1800, 1900 MHz liegen.

Zur Übertragung der Daten über die Funkschnittstelle ist bei Mobilfunksystemen eine Kanalkodierung erforderlich. Diese Kanalkodierung unterscheidet sich für verschiedene Dienste, z. B. Daten 14.4 kbps, Sprache FR (full rate), Sprache HR (half rate). Ziel der Kanalkodierung und dazu komplementären Kanaldekodierung auf der Empfangsseite ist dabei eine möglichst niedrige Bitfehlerrate (BER).

30

- Bisher wurden im GSM-Mobilfunksystem (und anderen vergleichbaren Systemen) für die Kanalkodierung nur nichtsystematische nichtrekursive Faltungscodes (NSC-Kodes - non systematic convolutional) verwendet. Bei diesen Kodes wird ein kodiertes
- 35 Bit durch Faltungskodierung aus einer gewichteten Summe des aktuellen und vergangener Nutzbits erzeugt. Bei einer Kodier-rate von  $\frac{1}{2}$  werden so z. B. aus einem Nutzbit 2 kodierte Bits

erzeugt (siehe Fig 2), die jeweils einer unterschiedlich gewichteten Summe entstammen. Die Gewichte in dieser Summe und damit die Erzeugung der kodierten Bits werden durch die sog. Generator-Polynome bestimmt. So legt z. B. das Polynom  $1 + D^3 + D^4$  fest, daß ein kodiertes Bit aus der Summe (XOR Verknüpfung) des aktuellen, des dritt- und des viertletzten Nutzbits entsteht.

Die bei der Kanalkodierung kodierten Bits werden über die Funkschnittstelle gesendet und empfangsseitig kanaldekodiert. Ein häufig genutzter Dekodieralgorithmus ist der sogenannte Viterbi-Algorithmus. Da der Dekodiervorgang gleichbleibend und zudem rechenintensiv ist, werden vor allem in Basisstationen dafür Hardwarebausteine (anwendungsspezifische Schaltungen ASICs) eingesetzt. Diese ASICs können in der Regel nur ein bestimmtes Dekodierschema verarbeiten, bei GSM nur für nicht-rekursive Codes.

Im Falle der Einführung eines neuen Sprachkodierverfahrens für GSM-Mobilfunksysteme basieren die bisher, siehe ETSI SMG11; Tdoc SMG11 205/98, 159/98 und 147/98, 28.9.98, für die Kanalkodierung vorgeschlagenen Verfahren ausschließlich auf nichtrekursiven Codes, um die Kompatibilität mit der existierenden und millionenfach verbreiteter Hardware sicherzustellen. Trotz der Beteiligung vieler Hersteller am Entwicklungsprozess, siehe Tdoc SMG11 205/98, 159/98 und 147/98, vom 28.9.98, wurden andere Kodetypen als nicht verwendbar angesehen.

Der Erfindung liegt die Aufgabe zugrunde, ein Verfahren zur Kanalkodierung und entsprechende Einrichtungen anzugeben, die eine bessere Übertragungsqualität bewirken. Diese Aufgabe wird durch das Verfahren mit den Merkmalen des Anspruchs 1 und die Einrichtungen mit den Merkmalen der Ansprüche 10 bzw. 11 gelöst.

Erfindungsgemäß wird die Verwendung rekursiver systematischer Codes (RSC-Codes) zur Kanalkodierung vorgeschlagen. Diese

unterscheiden sich von den NSC-Kodes dadurch, daß z.B. bei Rate  $\frac{1}{2}$  das erste "kodierte" Bit dem aktuellen Nutzbit entspricht (systematisch) und das zweite kodierte Bit aus dem aktuellen und vergangenen Nutzbits als auch vergangenen kodierten Bits (rekursiv) entsteht. Es werden also rückgekoppelte Kodes verwendet, wobei ausgenutzt wird, daß rekursive systematische Kodes besonders bei hohen Bitfehlerraten deutlich bessere Kodeeigenschaften und somit auch bessere Eigenschaften bezüglich der Fehlerkorrektur besitzen.

10

Die RSC-Kodes, bekannt u.a. aus E.Offer, „Decodierung mit Qualitätsinformation bei verketteten Codiersystemen“, Fortschrittsberichte, VDI-Verlag, Reihe 10, Band 443, Düsseldorf 1996, S.21ff und S.119ff, wurden bisher nicht eingesetzt, da sie Änderungen im Dekodiervorgang zur Folge haben und somit nicht hardwarekompatibel sind. Eine Einführung von RSC-Kodes bei der Kanalkodierung schien nicht möglich, da die installierten Basisstationen nachgerüstet werden mußten. Dies ist tatsächlich nicht der Fall, da sowohl sende- als auch empfangsseitig die Hardwarestruktur beibehalten werden kann und trotzdem RSC-Kodes zur Kanaldekodierung im GSM-Mobilfunksystem eingeführt werden können.

15  
20

30

35

Es wird vorgeschlagen, empfangsseitig nach einer Kanaldekodierung mit Teilen des rekursiven systematischen Kodes eine Nachverarbeitung auf der Basis des Nennerpolynoms durchzuführen. Nach einer vorteilhaften Weiterbildung der Erfindung erfolgt der Dekodiervorgang wie bisher mit einer Dekodierung eines NSC-Kodes und zwar dem, der identisch zu dem nicht-rekursiven Anteil - dem Zählerpolynom - des neuen RSC-Kode ist. Nach dieser hardwarekompatiblen Dekodierung schließt sich eine Nachverarbeitung an, bei der die damit erhaltenen Bits nochmals mit dem Nennerpolynom kodiert werden. Diese Nachverarbeitung erfolgt vorteilhafterweise mit programmtechnischen Mitteln, also in Software, die leichter nachträglich in vorhandene Stationen ladbar ist.

Die Kodierung der Nachverarbeitung ist nicht rechenaufwendig und kann in jeder Basisstation als Zusatzschritt durchgeführt werden. Durch diese Umkodierung erhält man bitexakt die Datensequenz der Sendeseite.

5

Ein rekursive Dekodierung, die nicht mit bisher installierter Hardware möglich ist, kann ersetzt werden durch eine Dekodierung in zwei nichtrekursiven aufeinanderfolgenden Einzelschritten. Der erste Schritt ist eine Dekodierung mit dem Zählerpolynom des rekursiven Codes und der zweite Schritt ist eine Kodierung mit dem Nennerpolynom des rekursiven Codes. Damit lassen sich auch mit einer bereits installierten Hardware ggf. beliebige systematische rekursive Codes nachbilden. Der erste Schritt entspricht der bisherigen Dekodierung und der zweite Schritt ist die Nachverarbeitung.

10

15

Anhand der Fig 2 und 3 werden kurz die Polynome von identischen RSC- und NSC-Kodes erläutert. Bei einem typischen NSC - Kode (wie z.B. GSM/TCHFS).

20

Die Generatorpolynome lauten dort:

Polynome des NSC-Kodes:  $G_1 = 1 + D^3 + D^4$

$$G_2 = 1 + D + D^3 + D^4$$

Ein identischer RSC-Kode wird generiert, indem z.B. durch  $G_1$  dividiert wird:

25

Polynome des RSC-Kodes:  $G_1 = 1$   
 $G_2 = \frac{1 + D + D^3 + D^4}{1 + D^3 + D^4} \dots$

30

Diese RSC-Kodes haben den Vorteil, daß niedrigere Bitfehlerraten bei schlechten Kanälen (bis zu einer Bitfehlerrate von  $10^{-4}$ ) möglich sind, da aufgrund der unkodierten Bits (systematischer Anteil) die Kanalfehlerrate nicht überschritten wird. Hingegen kann unter sehr schlechten Kanalbedingungen die Bitfehlerrate von kodierten Bits auch größer sein als die Kanalfehlerrate.

Nach einer vorteilhaften Ausbildung der Erfindung wird empfangsseitig a-priori-Wissen aus einer vorherigen Detektion gewonnen und dieses a-priori-Wissen bei einer nachfolgenden Kanaldekodierung verwendet. Bei der Übertragung kodierter Sprache ändern sich mehrere Sprachparameter und somit Bits nur selten oder man kann aus dem Wert diese Parameter in der Vergangenheit auch Voraussagen auf den wahrscheinlichen aktuellen Wert treffen. Weicht nun der empfangene aktuelle Wert deutlich von dem vorhergesagten Wert ab, so liegt mit hoher Wahrscheinlichkeit ein Übertragungsfehler vor und man kann z.B. den empfangenen durch den vorhergesagten Wert ersetzen.

Die Einbringung dieses Vorwissens (a-priori-Wissens) erfolgt im Kanaldekoder und war bisher meist unmöglich, da aufgrund der Verwendung nichtsystematischer Codes der Dekodieralgorithmus modifiziert werden mußte. Die Modifikation war wiederum in der Regel nicht hardwarekompatibel. Werden RSC-Kodes eingesetzt, so kann dieses Vorwissen sehr einfach vor dem Dekodiervorgang eingebracht werden, da ein Teil der empfangenen Bits unkodiert ist. Der Dekodiervorgang selbst muß nicht modifiziert werden.

Wie bereits erläutert sind ein Teil der empfangenen Bits unkodierte Nutzbits. Sind die Kanalbedingungen gut, d.h. es sind keine Übertragungsfehler zu erwarten, so kann die Kanaldekodierung entfallen und es werden nur die Nutzbits verwendet. Die Übertragungsqualität kann dabei bereits vor dem Kanaldekoder festgestellt werden, indem vorteilhafterweise Informationen aus einem Kanalschätzer ausgewertet werden. Daraufhin wird entschieden, ob eine Dekodierung nötig ist oder nicht. Bei Teilnehmerstationen, bei denen der Energieverbrauch ein wesentliches Gütekriterium ist, ist ein wesentlicher Vorteil, daß der Kanaldekoder abgeschaltet werden kann. Damit wird Energie gespart. Außerdem kann bei Anwendungen - z.B. SMS-Anwendungen zur Anbindung von Telemetriediensten usw. -, bei denen immer mit hoher Übertra-

gungsgüte gerechnet wird, die Hardware zur Kanaldekodierung ganz entfallen.

5 Durch eine nicht-rekursive Dekodierung mit nachfolgender Kodierung wird der Einsatz von RSC-Kodes in existierenden GSM-Mobilfunksystemen auf existierender Hardware mit den oben beschriebenen Vorteilen möglich.

10 Basierend auf der Netzstruktur des bekannten GSM-Mobilfunksystems nach Fig 1 und Bezugnehmend auf die Kodes nach den Fig 2 und 3 wird ein Ausführungsbeispiel für die Erfindung näher erläutert.

Dabei zeigen

- 15 Fig 4 Ablaufdiagramm der Kodierung,  
Fig 5 bei der Kodierung und Dekodierung verwendete Polynome, und  
Fig 6 Ablaufdiagramm der Dekodierung.

20 Das in Fig 1 dargestellte GSM-Mobilfunksystem besteht aus einer Vielzahl von Mobilvermittlungsstellen MSC, die untereinander vernetzt sind bzw. den Zugang zu einem Festnetz PSTN herstellen. Weiterhin sind diese Mobilvermittlungsstellen MSC mit jeweils zumindest einem Basisstationscontroller BSC zum  
25 Steuerung von Basisstationen BS verbunden. Jede dieser Basisstationscontroller BSC ermöglicht wiederum eine Verbindung zu zumindest einer Basisstation BS. Ein Operations- und Wartungszentrum OMC realisiert Kontroll- und Wartungsfunktionen für das Mobilfunksystem bzw. für Teile davon.

30

Eine Basisstation BS kann über eine Funkschnittstelle eine Verbindung zu Teilnehmerstationen, z.B. Mobilstationen MS oder anderweitigen mobilen und stationären Endgeräten aufbauen. Durch jede Basisstation BS wird zumindest eine Funkzelle gebildet. In Fig 1 sind Verbindungen zur Übertragung von Nutzinformationen zwischen einer Basisstation BS und Mobilstationen MS dargestellt.

35



Bei den gezeigten Kodierverfahren wird Sprachinformation als Nutzinformation übertragen. Die Bits der Sprachinformationen werden entsprechend ihrer Empfindlichkeit gegenüber Fehlern in drei Klassen bezüglich der Wichtigkeit eingeteilt (Klasse 1a, 1b und 2). Die wichtigsten Bits (Klasse 1a werden durch eine CRC-Fehlerschutzkodierung (cyclic redundancy check) zusätzlich geschützt. Die Bits der Klassen 1a und 1b werden faltungskodiert und punktiert. Die Verwürfelung der Daten nach der Kodierung wird beim AMR entsprechend der für FR und HR bisher eingeführten Verwürfelungs-Schemata durchgeführt.

Insgesamt werden 14 Kodierverfahren vorgestellt im Rahmen des AMR-Kodierer zwischen denen entsprechend der Übertragungsverhältnisse zu wählen ist. Davon sind acht Kodiermodi im Full-rate-Modus und sechs Kodiermodi im Halfrate-Modus einsetzbar.

Übertragungsmodus	Modus der Kanal-kodierung	Quellenkodierung Bit-Rate, Sprache	Netto Bitrate, Inband-Signalisierung	Kanalkodierung Bit-Rate, Sprache	Kanalkodierung Bitrate, Inband
TCH/FR	CH0-FS	12.20 kbit/s (GSM EFR)	0.10 bit/s	10.20 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH1-FS	10.20 kbit/s	0.10 bit/s	12.20 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH2-FS	7.95 kbit/s	0.10 bit/s	14.45 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH3-FS	7.40 kbit/s (IS-641)	0.10 bit/s	15.00 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH4-FS	6.70 kbit/s	0.10 bit/s	15.70 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH5-FS	5.90 kbit/s	0.10 bit/s	16.50 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH6-FS	5.15 kbit/s	0.10 bit/s	17.25 kbit/s	0.30 kbit/s
	CH7-FS	4.75 kbit/s	0.10 bit/s	17.65 kbit/s	0.30 kbit/s
TCH/HR	CH8-HS	7.95 kbit/s	0.10 bit/s	3.25 kbit/s	0.10 kbit/s
	CH9-HS	7.40 kbit/s (IS-41)	0.10 bit/s	3.80 kbit/s	0.10 kbit/s
	CH10-HS	6.70 kbit/s	0.10 bit/s	4.50 kbit/s	0.10 kbit/s
	CH11-HS	5.90 kbit/s	0.10 bit/s	5.30 kbit/s	0.10 kbit/s
	CH12-HS	5.15 kbit/s	0.10 bit/s	6.05 kbit/s	0.10 kbit/s
	CH13-HS	4.75 kbit/s	0.10 bit/s	6.45 kbit/s	0.10 kbit/s

Ein Inband-Signalisierung mit 2 Bits Netto (4 bzw. 8 Bits Brutto nach einer Kodierung) pro Rahmen (20 ms) wird in al-

ternierenden Rahmen zur Signalisierung des Kodiermodus oder zur Signalisierung der Übertragungsqualität genutzt. Mit den zwei Bits können vier Kodiermodi signalisiert werden. Diese Kodiermodi, zwischen denen mittels der Inband-Signalisierung hin- und hergeschaltet werden kann, müssen vorher ausgewählt sein.

Für alle Modi gilt folgende Reihenfolge der auszuführenden Schritte:

1. Informationen der Inband-Signalisierung werden mit einem Blockcode kodiert,
2. die Nutzinformationen werden nach ihrer Bedeutung (Klasse sortiert),
3. die geordneten Bits der Nutzinformationen werden mit einem systematischen Blockcode (CRC) kodiert, dabei werden Wörter mit Sprach- und Paritätsbits erzeugt,
4. diese kodierten Bits und der Rest der Klasse 1 Bits werden faltungskodiert,
5. die kodierten Bits werden punktiert, um die gewünschte Bitrate zu erhalten,
6. ungeschützte Bits werden in den Rahmen mit punktierten Daten eingefügt (nur für Halfrate-Modus),
7. die Bits werden neu geordnet und eine Verwürfelung (interleaving) der kodierten und Inband-Bits durchgeführt, dabei wird auch ein sogenanntes Stealing-Flag eingefügt.

Die im verwendeten Bezeichnungen haben folgende Bedeutung:

- |       |  |
|-------|--|
| k, j  | Nummerierung der Bits in Datenblock oder Burst                                   |
| $K_x$ | Anzahl der Bits in einem Block, x gibt Datentyp an                               |
| n     | Nummerierung der Ausgangsdatenblöcke   |
| N     | ein ausgewählter Datenblock  |
| B     | Nummerierung von Bursts oder Blöcken   |
| s(k)  | Sprachinformation vor der Sortierung, $k=1..K_s$<br>(interface 0 in Fig 4)       |
| d(k)  | Sprachinformation vor der Kanalkodierung, $k=1..K_d-1$<br>(interface 1 in Fig 4) |
| id(k) | Bits der Inband-Signalisierung, $k=0,1$  |

- ic(k)      kodierte Bits der Inband-Signalisierung,  
             $k=0..3$  (HR), 7 (FR)
- u(k)      Daten nach erstem Kodierungsschritt,  $k=0,1,..K_u-1$   
            (Blockkodierung, CRC-Kodierung)
- 5            (interface 2 in Fig 4)
- c(n,k), c(k)      Daten nach dem zweiten Kodierungsschritt,  
                     $k=0,1..K_c-1$ ,  $n=0,1..N,N+1$   
                    (Faltungskodierung), (interface 3 in Fig 4)
- i(B,k)      verwürfelte Daten,  $k=0,1..K_j-1$ ,  $B=B_0, B_0+1, ..$
- 10 e(B,k)      Bits eines Bursts,  $k=0,1,114,115$ ;  $B= B_0, B_0+1, ..$   
            (interface 4 in Fig 4)

### Kodierung im Fullrate Modus (FR)

- 15      Kodierung der Bits der Inband-Signalisierung:

id(0,1)	ic(0..7)
00	00000000
01	10111010
10	01011101
11	11100111

Verteilung der Bits auf Klassen:

Kodiermodus	Anzahl der Sprachbits pro Block	Anzahl der Klasse 1 Bits pro Block	Anzahl der Klasse 1a Bits pro Block	Anzahl der Klasse 1b Bits pro Block
CH0-FS	244	244	81	163
CH1-FS	204	204	65	139
CH2-FS	159	159	75	84
CH3-FS	148	148	61	87
CH4-FS	134	134	55	79
CH5-FS	118	118	55	63
CH6-FS	103	103	49	54
CH7-FS	95	95	39	56

- 20      Es gibt keine Klasse 2 Bits.

Die wesentlichen Parameter für den Kodierer und korrespondierend für jeden Dekodierer sind für den ersten Kodierschritt folgendermaßen angegeben:

Kodiermodus	Kodierte Sprachbits ( $K_d$ )	CRC-geschützte Bits ( $K_{d1a}$ )	Anzahl der Tail-Bits ( $N_{tail}$ )	Anzahl der Bits nach ersten Kodierschritt ( $K_u = K_d + 6 + N_{tail}$ )
CH0-FS	244	81	5	255
CH1-FS	204	65	5	215
CH2-FS	159	75	6	171
CH3-FS	148	61	6	160
CH4-FS	134	55	6	146
CH5-FS	118	55	6	130
CH6-FS	103	49	6	115
CH7-FS	95	39	6	107

a) Paritäts-Bits (Parity bits):

Ein 6-Bit CRC (cyclic redundancy check) wird für die Fehlerdetektion benutzt. Diese 6 Paritäts-Bits werden mit folgenden zyklischen Generator-Polynom erzeugt:

$g(D) = D^6 + D^5 + D^3 + D^2 + D^1 + 1$  für die ersten  $K_{d1a}$  Bits der Klasse 1, wobei  $K_{d1a}$  die Anzahl der Bits der Klasse 1a nach obenstehender Tabelle angibt. Die Kodierung mit den zyklischen Kode wird auf systematische Weise ausgeführt:

in  $GF(2)$ , die Polynome:

$$d(0)D(K_{d1a}+5) + d(1)D(K_{d1a}+4) + \dots + d(K_{d1a}-1)D(6) + p(0)D(5) + \dots + p(4)D + p(5)$$

wobei  $p(0), p(1) \dots p(5)$  die Paritätsbits sind, die geteilt durch  $g(D)$  gleich „0“ ergeben.

b) Tailing Bits und Neuordnung

Die Nutz- und Paritätsbits werden zusammengeführt und sogenannte Tailbits werden angehängt:

$$u(k) = d(k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, K_{d1a}-1$$

$$u(k) = p(k-K_{d1a}) \quad \text{für } k = K_{d1a}, K_{d1a}+1, \dots, K_{d1a}+5$$

$$u(k) = d(k-6) \quad \text{für } k = K_{d1a}+6, K_{d1a}+7, \dots, K_d+5$$

$$u(k) = \text{abhängig vom Kodiermodus}$$

Somit werden nach dem ersten Kodierschritt  $u(k)$  folgende Inhalte für jeden Kodiermodus definiert:

**CH0-FS:**

$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 80$
$u(k) = p(k-81)$	für $k = 81, 82, \dots, 86$
$u(k) = d(k-6)$	für $k = 87, 88, \dots, 249$
$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 250, 251, \dots, 254$

5	CH1-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 64$
		$u(k) = p(k-65)$	für $k = 65, 66, \dots, 70$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 71, 72, \dots, 209$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 210, 211, \dots, 214$
10	CH2-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 74$
		$u(k) = p(k-75)$	für $k = 75, 76, \dots, 80$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 81, 82, \dots, 164$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 165, 166, \dots, 170$
15	CH3-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 60$
		$u(k) = p(k-61)$	für $k = 61, 62, \dots, 66$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 67, 68, \dots, 153$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 154, 155, \dots, 159$
20	CH4-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 54$
		$u(k) = p(k-55)$	für $k = 55, 56, \dots, 60$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 61, 62, \dots, 139$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 140, 141, \dots, 145$
	CH5-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 54$
		$u(k) = p(k-55)$	für $k = 55, 56, \dots, 60$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 61, 62, \dots, 123$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 124, 125, \dots, 129$
30	CH6-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 48$
		$u(k) = p(k-49)$	für $k = 49, 50, \dots, 54$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 55, 56, \dots, 108$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 109, 110, \dots, 114$
35	CH7-FS:	$u(k) = d(k)$	für $k = 0, 1, \dots, 38$
		$u(k) = p(k-39)$	für $k = 39, 40, \dots, 44$
		$u(k) = d(k-6)$	für $k = 45, 46, \dots, 100$
		$u(k) = \text{noch anzugeben}$	für $k = 101, 102, \dots, 106$

**Faltungskodierer**

Die Bits des ersten Kodierungsschritts ( $u(k)$ ) werden mit einem rekursiven systematischen Faltungskode kodiert (siehe auch Fig 4). Die Zahl der Ausgabebits nach einer Punktierung und Wiederholung ist 448 Bits für alle Modi des Kodiervfahrens.

Kodiermodus	Generator Polynome des Faltungskodes	Koderate	Anzahl der eingehenden Bits in den Kodierer	Anzahl der durch den Kodierer ausgegebenen Bits	Anzahl der punktierten Bits	Anzahl der wiederholten Bits
CH0-FS	G12,G13	1/2	255	510	62	0
CH1-FS	G12, G13, G14	1/3	215	645	197	0
CH2-FS	G12, G15, G16	1/3	171	513	65	0
CH3-FS	G12, G15, G16	1/3	160	480	32	0
CH4-FS	G12, G15, G16	1/4	146	584	136	0
CH5-FS	G12, G15, G16, G17	1/4	130	520	72	0
CH6-FS	G12, G15, G16, G17	1/4	115	460	12	0
CH7-FS	G12, G15, G16, G17	1/4	107	428	19	39

Weitere Einzelheiten zur Kodierung/Dekodierung mit rekursiven Kodes wurden in C.Berrou, A.Glavieux, „Near optimum error-correction coding and decoding: turbo codes“ - "Reflections on the prize paper", IEEE Inf. Theory Soc. Newsletter, vol.48. No. 2, Juni 1998 und C.Berrou and A.Glavieux: "Near optimum error-correcting coding and decoding: turbo codes", IEEE Trans. on Comm., vol.44, pp. 1261-1271, Oktober 1996, gegeben.

Die Kodiermodi werden in Folge vorgestellt:

20 **CH0-FS:**

Ein Block von 255 Bits  $\{u(0) \dots u(254)\}$  wird mit der Rate 1/2 unter Verwendung folgender Polynome kodiert:

$$G_{12} = 1$$

$$G_{13} = (1 + D^2 + D^4 + D^5) / (1 + D + D^2 + D^3 + D^5)$$

25

Die Kodierung mit  $G_{12}=1$  bedeutet, daß das Eingangsbit nur mit 1 multipliziert wird, d. h. unkodiert übertragen wird.

Aus jedem Eingangsbit wird durch die Kodierung mit G12 bzw. G13 jeweils ein Ausgangsbit erzeugt. Diese erscheinen hintereinander am Ausgang des Kodierers.

- 5 Somit resultiert aus einer seriellen Eingangsfolge von 255 Eingangsbits am Ausgang des Kodierers eine serielle Folge von 510 kodierten Bits,  $\{C(0) \dots C(509)\}$  definiert durch:

$$C(2k) = u(k)$$

$$C(2k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(2k-1) + C(2k-3) +$$

$$10 \quad C(2k-5) + C(2k-9)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 254$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Die Bits am Ausgang sind also abwechselnd mit G12 und G13 kodiert.

- 15 Der Kode ist punktiert, so daß die folgenden 62 kodierten Bits:

$\{C(4*j+1) \text{ for } j = 79, 80, \dots, 127\}$  und die Bits  $C(363)$ ,

$C(379)$ ,  $C(395)$ ,  $C(411)$ ,  $C(427)$ ,  $C(443)$ ,

$C(459)$ ,  $C(475)$ ,  $C(491)$ ,  $C(495)$ ,  $C(499)$ ,  $C(503)$  and  $C(507)$

- 20 nicht übertragen werden.

Im Ergebnis liegt ein Block von 448 kodierten und punktierten Bits vor,  $P(0) \dots P(447)$  der an die Bits einer Inband-Signalisierung in c angehängt wird.

$$c(k+8) = P(k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 447.$$

#### CH1-FS:

Ein Block von 215 Bits  $\{u(0) \dots u(214)\}$  wird mit der Rate 1/3 unter Verwendung folgender Polynome kodiert:

$$30 \quad G12 = 1$$

$$G13 = (1 + D^2 + D^4 + D^5) / (1 + D + D^2 + D^3 + D^5)$$

$$G14 = (1 + D^3 + D^4 + D^5) / (1 + D + D^2 + D^3 + D^5)$$

somit resultieren 645 kodierte Bits,  $\{C(0) \dots C(645)\}$

- 35 definiert durch:

$$C(3k) = u(k)$$

$$C(3k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(3k-2) +$$

14

$$C(3k+2) = C(3k-5) + C(3k-8) + C(3k-14) + u(k) + u(k-3) + u(k-4) + u(k-5) + C(3k-1) + C(3k-4) + C(3k-7) + C(3k-13)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 214$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

5 Der Kode ist punktiert, so daß die folgenden 197 kodierten Bits:

$\{C(12*j+5), C(12*j+8), C(12*j+11) \text{ for } j = 0, 1, \dots, 25,$   
 $\{C(12*j+2), C(12*j+5), C(12*j+8), C(12*j+11)$   
 für  $j = 26, 27, \dots, 52\}$

10 und die Bits  $C(2), C(610), C(622), C(628), C(634), C(637), C(638), C(640), C(641), C(643)$  und  $C(644)$  nicht übertragen werden.

15 Im Ergebnis liegt ein Block von 448 kodierten und punktierten Bits vor,  $P(0) \dots P(447)$  der an die Bits einer Inband-Signalisierung in  $c$  angehängt wird.

$$c(k+8) = P(k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 447.$$

#### CH2-FS:

20 Ein Block von  $a=171$  Bits  $\{u(0) \dots u(170)\}$  wird mit der Rate  $1/3$  unter Verwendung folgender Polynome kodiert:

$$G_{12} = 1$$

$$G_{15} = (1 + D + D^2 + D^3 + D^6) / (1 + D^2 + D^3 + D^5 + D^6)$$

$$G_{16} = (1 + D + D^4 + D^6) / (1 + D^2 + D^3 + D^5 + D^6)$$

25 somit resultieren 513 kodierte Bits,  $\{C(0) \dots C(512)\}$  definiert durch:

$$C(3k) = u(k)$$

$$C(3k+1) = u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(3k-5) + C(3k-8) + C(3k-14) + C(3k-17)$$

$$30 \quad C(3k+2) = u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(3k-4) + C(3k-7) + C(3k-11) + C(3k-16)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 170$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Der Kode ist punktiert, so daß die folgenden 65 kodierten Bits:

35  $\{C(21*j+20) \text{ for } j = 0, 1, \dots, 15\}$



$C(21*j+8)$   $C(21*j+11)$   $C(21*j+17)$   $C(21*j+20)$  for  $j = 16, 17, \dots, 23$  } und die Bits  $C(1)$ ,  $C(2)$ ,  $C(4)$ ,  $C(5)$ ,  $C(8)$ ,  $C(326)$ ,  $C(332)$ ,  $C(488)$ ,  $C(497)$ ,  $C(499)$ ,  $C(502)$ ,  $C(505)$ ,  $C(506)$ ,  $C(508)$ ,  $C(509)$ ,  $C(511)$  und  $C(512)$  nicht übertragen werden.

Im Ergebnis liegt ein Block von 448 kodierten und punktierten Bits vor,  $P(0) \dots P(447)$  der an die Bits einer Inband-Signalisierung in  $c$  angehängt wird.

$$c(k+8) = P(k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 447.$$

Der bei den Modi CH5-FS, CH6-FS, CH7-FS verwendeten Polynome sind:

$$G_{17} = (1 + D^2 + D^3 + D^4 + D^5 + D^6) / (1 + D^2 + D^3 + D^5 + D^6)$$

Für die Modi (CH3-FS, CH4-FS, CH5-FS, CH6-FS, CH7-FS) sind die bezeichnenden Werte:

#### CH3-FS:

$$\begin{aligned} C(3k) &= u(k) \\ C(3k+1) &= u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(3k-5) + \\ &\quad C(3k-8) + C(3k-14) + C(3k-17) \\ C(3k+2) &= u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(3k-4) + C(3k-7) + \\ &\quad C(3k-11) + C(3k-16) \end{aligned}$$

für  $k = 0, 1, \dots, 159$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Die Bits  $\{C(18*j+2), C(21*j+8), C(21*j+11), C(21*j+17)\}$  für  $j = 20, 21, \dots, 25$  } und  $C(353)$ ,  $C(359)$ ,  $C(470)$ ,  $C(473)$ ,  $C(475)$ ,  $C(476)$ ,  $C(478)$ ,  $C(479)$  werden nicht übertragen.

#### CH4-FS:

$$\begin{aligned} C(4k) &= u(k) \\ C(4k+1) &= u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(4k-7) + \\ &\quad C(4k-11) + C(4k-19) + C(4k-23) \\ C(4k+2) &= u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(4k-6) + C(4k-10) + \\ &\quad C(4k-18) + C(4k-22) \\ C(4k+3) &= u(k) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-4) + u(k-5) + u(k-6) + \end{aligned}$$

$$C(4k-5)+C(4k-9)+C(4k-17)+C(4k-21)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 145$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Die Bits  $\{C(32*j+7) \ C(32*j+15) \ C(32*j+23) \ C(32*j+27)$

5  $C(32*j+31)$  für  $j = 0, 1, \dots, 10$

$C(16*j+3) \ C(16*j+7) \ C(16*j+11) \ C(16*j+14) \ C(16*j+15)$  für  $j = 22, 23, \dots, 35$  und die Bits  $C(2), C(3), C(11), C(331), C(566), C(570), C(578), C(579), C(581), C(582)$  and  $C(583)$  werden nicht übertragen.

10

#### CH5-FS:

$$C(4k) = u(k)$$

$$C(4k+1) = u(k)+u(k-1)+u(k-2)+u(k-3)+u(k-6)+C(4k-7)+C(4k-11)+C(4k-19)+C(4k-23)$$

$$15 \quad C(4k+2) = u(k)+u(k-1)+u(k-4)+u(k-6)+C(4k-6)+C(4k-10)+C(4k-18)+C(4k-22)$$

$$C(4k+3) = u(k)+u(k-2)+u(k-3)+u(k-4)+u(k-5)+u(k-6)+C(4k-5)+C(4k-9)+C(4k-17)+C(4k-21)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 129$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

20

Die Bits

$\{C(32*j+11), C(32*j+23), C(32*j+31)$  für  $j = 0, 1, \dots, 9$   
 $C(32*j+7), C(32*j+11), C(32*j+15), C(32*j+23), C(32*j+27),$   
 $C(32*j+31)$  für  $j = 10, 11, \dots, 15\}$

25 und die Bits  $C(499), C(510), C(514), C(515), C(518), C(519)$  werden nicht übertragen.

#### CH6-FS:

$$C(4k) = u(k)$$

$$30 \quad C(4k+1) = u(k)+u(k-1)+u(k-2)+u(k-3)+u(k-6)+C(4k-7)+C(4k-11)+C(4k-19)+C(4k-23)$$

$$C(4k+2) = u(k)+u(k-1)+u(k-4)+u(k-6)+C(4k-6)+C(4k-10)+C(4k-18)+C(4k-22)$$

$$C(4k+3) = u(k)+u(k-2)+u(k-3)+u(k-4)+u(k-5)+u(k-6)+C(4k-5)+C(4k-9)+C(4k-17)+C(4k-21)$$

35

für  $k = 0, 1, \dots, 114$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Die Bits

{C(16\*j+11) for j = 22, 23, ..., 28} und die Bits C(450), C(451), C(454), C(455), C(458) werden nicht übertragen.

##### 5 CH7-FS:

$$C(4k) = u(k)$$

$$C(4k+1) = u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(4k-7) + C(4k-11) + C(4k-19) + C(4k-23)$$

$$C(4k+2) = u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(4k-6) + C(4k-10) + C(4k-18) + C(4k-22)$$

$$C(4k+3) = u(k) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-4) + u(k-5) + u(k-6) + C(4k-5) + C(4k-9) + C(4k-17) + C(4k-21)$$

für k = 0, 1, ..., 94; u(k) = 0 für k < 0; C(k) = 0 für k < 0

##### 15 Die Bits

C(1), C(2), C(3), C(6), C(7), C(11), C(367), C(383), C(399), C(407), C(415), C(418), C(419), C(421), C(422), C(423), C(425), C(426), C(427) werden entfernt. In diesem Block von 409 kodierten und punktierten Bits, P(0)... P(408), werden 39

##### 20 Bits wiederholt:

$$P(409+k) = P(10+k*8) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 38$$

#### Kodierung im Halfrate Modus (HR)

Kodierung der Bits der Inband-Signalisierung:

id(0,1)	ic(0..3)
00	0000
01	1001
10	0111
11	1110

Verteilung der Bits auf Klassen:

Kodier-modus	Anzahl der Sprachbits pro Block	Anzahl der Klasse 1 Bits pro Block	Anzahl der Klasse 1a Bits pro Block	Anzahl der Klasse 1b Bits pro Block	Anzahl der Klasse 2 Bits pro Block
CH8-HS	159	123	67	56	36
CH9-HS	148	120	61	59	28
CH10-HS	134	110	55	55	24
CH11-HS	118	102	55	47	16
CH12-HS	103	91	49	42	12
CH13-HS	95	83	39	44	12

Die wesentlichen Parameter für den Kodierer und korrespondierend für jeden Dekodierer sind für den ersten Kodierschritt folgendermaßen angegeben:

5

Kodiermodus	Anzahl der Klasse 1 Bits ( $K_{d1}$ )	CRC-geschützte Bits ( $K_{d1a}$ )	Anzahl der Tail-Bits ( $N_{tail}$ )	Anzahl der Ausgabebits nach dem ersten Kodierschritt ( $K_u = K_{d1} + 6 + N_{tail}$ )
CH8-HS	123	67	5	134
CH9-HS	120	61	5	131
CH10-HS	110	55	5	121
CH11-HS	102	55	5	113
CH12-HS	91	49	6	103
CH13-HS	83	39	6	95

Die Angaben zu den Paritäts- und Tail-bits sowie zur Neuordnung entsprechend dem Fullrate-Modus.

10 Nach dem ersten Kodierschritt  $u(k)$  werden folgende Inhalte für jeden Kodiermodus definiert:

CH8-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 66$   
 $u(k) = p(k-67)$  für  $k = 67, 68, \dots, 72$   
 15  $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 73, 74, \dots, 128$   
 $u(k) = \text{noch anzugeben}$  für  $k = 129, 130, \dots, 133$

CH9-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 60$   
 $u(k) = p(k-61)$  für  $k = 61, 62, \dots, 66$   
 20  $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 67, 68, \dots, 125$   
 $u(k) = \text{noch anzugeben}$  für  $k = 126, 127, \dots, 130$

CH10-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 54$   
 $u(k) = p(k-55)$  für  $k = 55, 56, \dots, 60$   
 25  $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 61, 62, \dots, 115$   
 $u(k) = \text{noch anzugeben}$  für  $k = 116, 117, \dots, 120$

CH11-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 54$   
 $u(k) = p(k-55)$  für  $k = 55, 56, \dots, 60$   
 30  $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 61, 62, \dots, 107$

19

$u(k)$  = noch anzugeben für  $k = 108, 109, \dots, 112$

CH12-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 48$   
 $u(k) = p(k-49)$  für  $k = 49, 50, \dots, 54$   
 $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 55, 56, \dots, 96$   
 $u(k) = \text{noch anzugeben}$  für  $k = 97, 98, \dots, 102$

CH13-HS:  $u(k) = d(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 38$   
 $u(k) = p(k-39)$  für  $k = 39, 40, \dots, 44$   
 $u(k) = d(k-6)$  für  $k = 45, 46, \dots, 88$   
 $u(k) = \text{noch anzugeben}$  für  $k = 89, 90, \dots, 94$

### Faltungskodierer

Die Bits des ersten Kodierungsschritts ( $u(k)$ ) werden mit einem systematischen rekursiven Faltungskode kodiert (siehe auch Fig 4). Die Zahl der Ausgabebits nach einer Punktierung und Wiederholung ist 448 Bits für alle Modi des Kodierverfahrens.

Kodiermodus	Generator-Polynome für den Faltungskodierer	Anzahl der eingehenden Bits in den Kodierer	Kodier rate	Anzahl der durch den Kodierer ausgegeben Bits	Anzahl der punktierten Bits
CH8-HS	G12, G13	134	1/2	268	80
CH9-HS	G12, G13	131	1/2	262	66
CH10-HS	G12, G13	121	1/2	242	42
CH11-HS	G12, G13	113	1/2	226	18
CH12-HS	G12, G15, G16	103	1/3	309	97
CH13-HS	G12, G15, G16	95	1/3	285	73

Die Kodiermodi werden in Folge vorgestellt:

#### CH8-HS:

Jeweils ein Block von 134 Bits  $\{u(0) \dots u(133)\}$  wird mit der Rate 1/2 unter Verwendung folgender Polynome kodiert:

$$G12 = 1$$

$$G_{13} = (1 + D^2 + D^4 + D^5) / (1 + D + D^2 + D^3 + D^5)$$

somit resultieren 268 kodierte Bits,  $\{C(0) \dots C(267)\}$  definiert durch:

$$C(2k) = u(k)$$

$$5 \quad C(2k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(2k-1) + C(2k-3) + \\ C(2k-5) + C(2k-9)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 133$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

Der Kode ist punktiert, so daß die folgenden 80 kodierte

10 Bits:

$\{C(8*j+3), C(8*j+7) \text{ for } j = 0, 1, \dots, 21$

$C(8*j+3), C(8*j+5), C(8*j+7) \text{ für } j = 22, 23, \dots, 32\}$  und die Bits  $C(1)$ ,  $C(265)$  und  $C(267)$

nicht übertragen werden.

15

Im Ergebnis liegt ein Block von 188 kodierte und punktierte Bits vor,  $P(0) \dots P(187)$  der an die Bits einer Inband-Signalisierung in  $c$  angehängt wird.

$$c(k+4) = P(k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 187.$$

20

Schließlich werden 36 Klasse 2 Bits angehängt an  $c$

$$c(192+k) = d(123+k) \quad \text{für } k = 0, 1, \dots, 35.$$

#### CH9-HS:

25 Die 262 kodierte Bits  $\{C(0) \dots C(261)\}$

$$C(2k) = u(k)$$

$$C(2k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(2k-1) + C(2k-3) + \\ C(2k-5) + C(2k-9)$$

für  $k = 0, 1, \dots, 130$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$

30 werden punktiert, so daß 66 kodierte Bits:

$\{C(16*j+3), C(16*j+7), C(16*j+11) \text{ for } j = 0, 1, \dots, 7$

$C(16*j+3), C(16*j+7), C(16*j+11), C(16*j+15) \text{ for } j = 8, 9, \dots, 15\}$  und die Bits  $C(1)$ ,

$C(221), C(229), C(237), C(245), C(249), C(253), C(257),$

35  $C(259)$  und  $C(261)$  nicht übertragen werden.

Ein Block von 196 kodierten und punktierten Bits,  
 $P(0) \dots P(195)$  wird an die Bits der Inband-Signalisierung in  $c$   
 angehängt:  $c(k+4) = P(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 195$ .

- 5 Schließlich werden 28 Klasse 2 Bits an  $c$  angehängt:  
 $c(200+k) = d(120+k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 27$ .

**CH10-HS:**

Die 242 kodierten Bits,  $\{C(0) \dots C(241)\}$ :

- 10  $C(2k) = u(k)$   
 $C(2k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(2k-1) + C(2k-3) +$   
 $C(2k-5) + C(2k-9)$   
 für  $k = 0, 1, \dots, 106$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$   
 werden punktiert, so daß 42 kodierte Bits:  
 15  $\{C(8*j+3)$  für  $j = 0, 1, \dots, 21$   
 $C(8*j+3), C(8*j+7)$  für  $j = 22, 23, \dots, 29\}$  und die Bits  
 $C(1), C(233), C(237)$  und  $C(241)$  nicht übertragen werden.

Ein Block von 200 kodierten und punktierten Bits,  
 20  $P(0) \dots P(199)$  wird an die Bits der Inband-Signalisierung in  $c$   
 angehängt:  $c(k+4) = P(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 199$ .

Schließlich werden 24 Klasse 2 Bits an  $c$  angehängt:  
 $c(204+k) = d(110+k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 23$ .

**CH11-HS:**

Die 226 kodierten Bits,  $\{C(0) \dots C(225)\}$ :

- $C(2k) = u(k)$   
 $C(2k+1) = u(k) + u(k-2) + u(k-4) + u(k-5) + C(2k-1) + C(2k-3) +$   
 30  $C(2k-5) + C(2k-9)$   
 für  $k = 0, 1, \dots, 112$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$   
 werden punktiert, so daß 18 kodierte Bits:  
 $\{C(28*j+15)$  für  $j = 0, 1, \dots, 7\}$  und die Bits  $C(1), C(3),$   
 $C(7), C(197), C(213), C(215), C(217), C(221), C(223)$  und  
 35  $C(225)$  nicht übertragen werden.

Ein Block von 208 kodierten und punktierten Bits,  
 $P(0) \dots P(207)$  wird an die Bits der Inband-Signalisierung in  $c$   
 angehängt:  $c(k+4) = P(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 207$ .

- 5 Schließlich werden 16 Klasse 2 Bits an  $c$  angehängt:  
 $c(212+k) = d(96+k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 15$ .

**CH12-HS:**

Die 309 kodierten Bits,  $\{C(0) \dots C(308)\}$ :

- 10  $C(3k) = u(k)$   
 $C(3k+1) = u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(3k-5) +$   
 $C(3k-8) + C(3k-14) + C(3k-17)$   
 $C(3k+2) = u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(3k-4) + C(3k-7) +$   
 $C(3k-11) + C(3k-16)$   
 15 für  $k = 0, 1, \dots, 102$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$   
 werden punktiert, so daß 97 kodierte Bits:  
 $\{C(12*j+5), C(12*j+8), C(12*j+11)$  für  $j = 0, 1, \dots, 15$   
 $C(12*j+2), C(12*j+5), C(12*j+8), C(12*j+11)$  für  $j = 16,$   
 $17, \dots, 24\}$  und die Bits  $C(1), C(2), C(4), C(7), C(292),$   
 20  $C(292), C(295), C(298), C(301), C(302), C(304), C(305), C(307)$   
 und  $C(308)$  nicht übertragen werden.

- Ein Block von 212 kodierten und punktierten Bits,  
 $P(0) \dots P(211)$  wird an die Bits der Inband-Signalisierung in  $c$   
 25 angehängt:  $c(k+4) = P(k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 211$ .

Schließlich werden 12 Klasse 2 Bits an  $c$  angehängt:  
 $c(216+k) = d(91+k)$  für  $k = 0, 1, \dots, 11$ .

30 **CH13-HS:**

Die 285 kodierten Bits,  $\{C(0) \dots C(284)\}$ :

- $C(3k) = u(k)$   
 $C(3k+1) = u(k) + u(k-1) + u(k-2) + u(k-3) + u(k-6) + C(3k-5) +$   
 $C(3k-8) + C(3k-14) + C(3k-17)$   
 35  $C(3k+2) = u(k) + u(k-1) + u(k-4) + u(k-6) + C(3k-4) + C(3k-7) +$   
 $C(3k-11) + C(3k-16)$   
 für  $k = 0, 1, \dots, 94$ ;  $u(k) = 0$  für  $k < 0$ ;  $C(k) = 0$  für  $k < 0$



werden punktiert, so daß 73 kodierte Bits:

$\{C(12*j+5), C(12*j+11) \text{ für } j = 0, 1, \dots, 11$

$C(12*j+5), C(12*j+8), C(12*j+11) \text{ für } j = 12, 13, \dots, 22\}$

und die Bits  $C(1), C(2), C(4), C(7), C(8), C(14), C(242),$

5  $C(254), C(266), C(274), C(277), C(278), C(280), C(281),$

$C(283)$  und  $C(284)$  nicht übertragen werden.

Ein Block von 212 kodierten und punktierten Bits,

$P(0) \dots P(211)$  wird an die Bits der Inband-Signalisierung in  $c$

10 angehängt:  $c(k+4) = P(k) \text{ für } k = 0, 1, \dots, 211.$

Schließlich werden 12 Klasse 2 Bits an  $c$  angehängt:

$c(216+k) = d(91+k) \text{ für } k = 0, 1, \dots, 11.$

Die gezeigten Polynome des systematischen rekursiven Kodes

15 (G13 bis G17) im AMR (siehe Fig 5) wurden aus zwei Gründen verwendet:

- sie haben optimale Eigenschaften für die Punktierung, d. h. die Anpassung der Datenrate an die Übertragungsrate des Funkkanals, und

20 - Zähler- oder Nennerpolynom sind jeweils die auch im ursprünglichen AMR Kanalkodierervorschlag (siehe Tdoc SMG 147/98) verwendeten Polynome. Die notwendigen Änderungen gegenüber dem Originalvorschlag sind somit minimal.

Für den AMR Kanalkodierer sind mit geringen Einschränkungen bei der Leistungsfähigkeit auch die bisher im GSM-System für Sprach-, Daten- und Signalisierungsinformation verwendeten Polynome einsetzbar. Dies kann an Stelle der oben beschriebenen Polynome oder als komplettes alternatives Kanalkodierschema erfolgen. Der Vorteil liegt in der nochmals erweiterten Kompatibilität, da teilweise ältere, existierende Hardware-Komponenten im Kanaldekoder nur die Verwendung der bisherigen GSM-Polynome erlauben.

35 In Fig 6 ist eine Basisstation BS gezeigt, die im Empfangsfall über eine Antenne A empfangene Signale in einem Empfänger verstärkt, filtert, ins Basisband umsetzt und digi-

talisiert. Es folgt eine Kanaldekodierung (1. Schritt), die mit in vorhandenen Basisstationen BS installierten Dekodiereinrichtungen erfolgen kann. D.h. die Schaltungstechnik kann unverändert bleiben. Es folgt eine Nachverarbeitung (2.

5 Schritt) der dekodierten Daten, die programmtechnisch realisiert ist. Diese Nachverarbeitung besteht aus einer Faltungskodierung mit der Rate 1 mit dem Nennerpolynom der jeweiligen Rate.

10 Diese Nachverarbeitung ist dadurch von geringer Komplexität und wird z.B. durch ein zusätzliches Programm in einem DSP (digital signal processor) durchgeführt.

15 Bezogen z.B. auf die Rate CH0-FS bedeutet dies, daß der Block mit 255 Bits am Ausgang des Dekodierers mit dem Polynom:

$$G(D) = (1 + D + D^2 + D^3 + D^5)$$

kodiert werden muß, um die 255 Original-Bits zu erhalten. Die Anzahl der Datenbits bleibt hierbei konstant, d.h. aus einem aktuellen Datenbit am Eingang dieser Nachverarbeitung wird

20 unter Zuhilfenahme vergangener Eingangsbits genau ein Originalbit gewonnen.

Die beschriebenen Kodier- und Dekodierverfahren können sowohl in Basisstationen BS als auch in Mobilstationen MS verwendet

25 werden.

## Patentansprüche

1. Verfahren zur Kanalkodierung in einem GSM-Mobilfunksystem, bei dem
- 5 für die Übertragung über eine Funkschnittstelle zwischen einer Basisstation (BS) und einer Teilnehmerstation (MS) sendeseitig eine Kanalkodierung durchgeführt wird, die rekursive systematische Codes mit einem Zählerpolynom und einem Nennerpolynom verwendet.
- 10 2. Verfahren nach Anspruch 1, bei dem empfangsseitig eine nichtrekursive Kanaldekodierung durchgeführt wird.
- 15 3. Verfahren nach Anspruch 2, bei dem nach einer Kanaldekodierung mit dem Zählerpolynom eine Nachverarbeitung auf der Basis des Nennerpolynoms durchgeführt wird.
- 20 4. Verfahren nach Anspruch 3, bei dem die Nachverarbeitung mit programmtechnischen Mitteln durchgeführt wird.
- 25 5. Verfahren nach einem der vorherigen Ansprüche, bei dem empfangsseitig a-priori-Wissen aus einer vorherigen Dekodierung gewonnen wird, und dieses a-priori-Wissen bei einer nachfolgenden Kanaldekodierung verwendet wird.
- 30 6. Verfahren nach einem der vorherigen Ansprüche, bei dem in einer Teilnehmerstation (MS) die Kanaldekodierung vollständig ausgeschaltet und im Weiteren die nicht kanalkodiert übertragenen systematischen Datenbits verwendet werden.
- 35 7. Verfahren nach einem der vorherigen Ansprüche, bei dem eine Übertragungsqualität bei einer Kanalschätzung bestimmt wird, und

abhängig von der Übertragungsqualität die Kanaldekodierung ein- oder ausgeschaltet wird.

- 5 8. Verfahren nach einem der vorherigen Ansprüche, bei dem die rekursiven systematischen Codes innerhalb eines adaptiven Multiraten-Kodierers eingesetzt werden, wobei entsprechend der Übertragungsbedingungen ein Kodierer ausgewählt wird.
- 10 9. Verfahren nach einem der vorherigen Ansprüche, bei dem von den zwei Polynomen der rekursiven systematischen Codes mindestens ein Polynom eines bisher im GSM-Mobilfunksystem verwendeten nichtrekursiven systematischen Kode verwendet wird.
- 15 10. Basisstation (BS) für ein GSM-Mobilfunksystem, die für die Übertragung über eine Funkschnittstelle zu einer Teilnehmerstation (MS) eine Kanalkodierung durchführt, die rekursive systematische Codes mit einem Zählerpolynom und einem Nennerpolynom verwendet.
- 20 11. Teilnehmerstation (MS) für ein GSM-Mobilfunksystem, die für die Übertragung über eine Funkschnittstelle zu einer Basisstation (BS) eine Kanalkodierung durchführt, die rekursive systematische Codes mit einem Zählerpolynom und einem
- 25 Nennerpolynom verwendet.
12. Teilnehmerstation (MS) nach Anspruch 11, mit abschaltbarem Kanaldekodierer.
- 30 13. Teilnehmerstation (MS) nach Anspruch 12, mit Kanaldekodierer, der im abgeschalteten Zustand die nicht kanalkodiert übertragenen Daten weitergibt.

Zusammenfassung

Verfahren, Basisstation und Teilnehmerstation zur Kanalkodierung in einem GSM-Mobilfunksystem

5

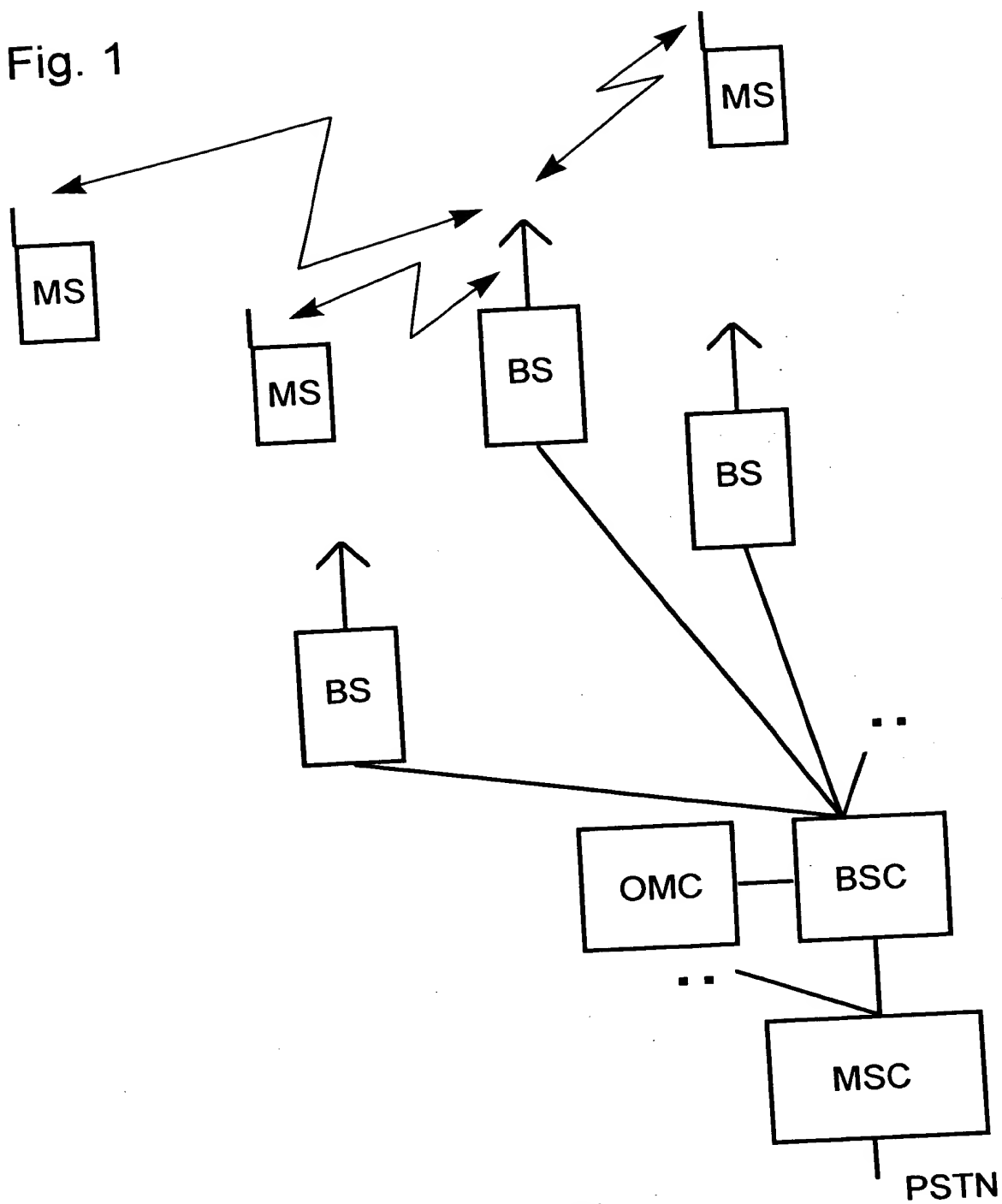
Erfindungsgemäß wird die Verwendung rekursiver systematischer Codes (RSC-Codes) zur Kanalkodierung in GSM-Mobilfunksystemen vorgeschlagen. Im Gegensatz zu bisherigen Auffassungen können diese RSC-Codes auch basierend auf der in bestehenden GSM-Mobilfunksystemen installierten Hardware eingesetzt werden. Die RSC-Codes können im Rahmen der Einführung eines adaptiven Multiraten-Kodierers (AMR) eingeführt werden.

10

Fig 5

15

Fig. 1



(Stand der Technik)

Fig. 2

nichtsystematischer nichtrekursiver Code mit Gedächtnis 4 und Rate 1/2,  
analog zu GSM/TCHFS

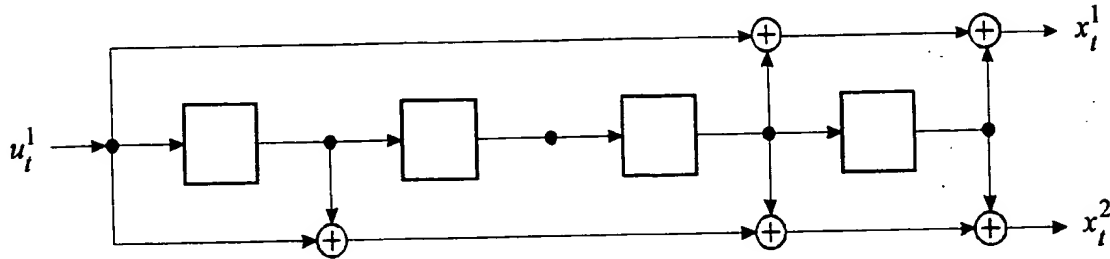


Fig. 3

identischer rekursiver systematischer Faltungscode mit Gedächtnis 4 und Rate 1/2

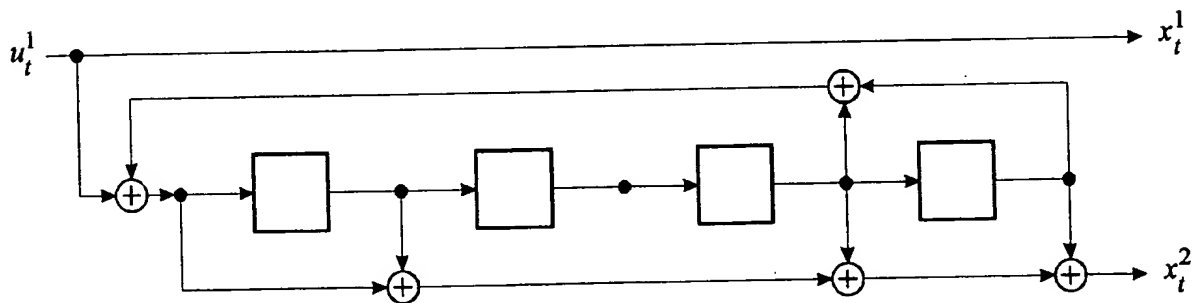


Fig. 4

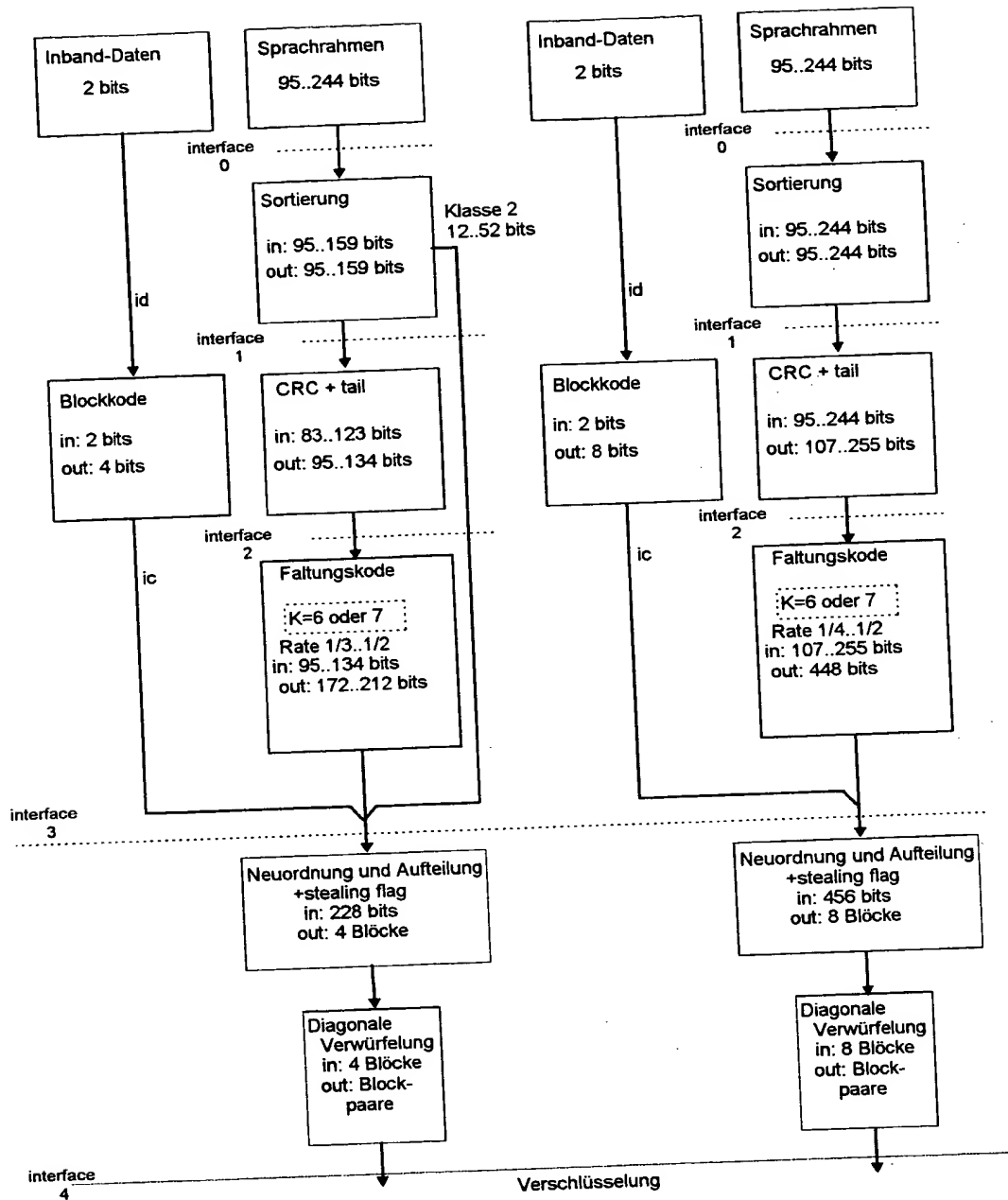




Fig. 5

im GSM-Mobilfunksystem in unterschiedlichen Kanälen verwendete Polynome

$$G0 = 1 + D^3 + D^4$$

$$G1 = 1 + D + D^3 + D^4$$

$$G2 = 1 + D^2 + D^4$$

$$G3 = 1 + D + D^2 + D^3 + D^4$$

$$G4 = 1 + D^2 + D^3 + D^5 + D^6$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G5 = 1 + D + D^4 + D^6$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G6 = 1 + D + D^2 + D^3 + D^4 + D^6$$

$$G7 = 1 + D + D^2 + D^3 + D^5$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G8 = 1 + D^2 + D^4 + D^5$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G9 = 1 + D^3 + D^4 + D^5$$

TCH/AMR-FS

$$G10 = 1 + D + D^2 + D^3 + D^6$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G11 = 1 + D^2 + D^3 + D^4 + D^5 + D^6$$

TCH/AMR-FS

$$G12 = 1$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G13 = G8 / G7$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G14 = G9 / G7$$

TCH/AMR-FS

$$G15 = G10 / G4$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G16 = G5 / G4$$

TCH/AMR-FS, TCH/AMR-HS

$$G17 = G11 / G4$$

TCH/AMR-FS

TCH/AMR-FS  
TCH/AMR-HS

Nutzdatenkanal, adaptive Multiratenkodierung, Fullrate  
Nutzdatenkanal, adaptive Multiratenkodierung, Halfrate

Fig. 6

